Gestione dei Processi

Laboratorio Sistemi Operativi

Aniello Castiglione
Email: aniello.castiglione@uniparthenope.it

Ambiente di un processo

Processo

- Un programma è costituito da istruzioni e dati ed è memorizzato in un file
- Un processo è un programma in esecuzione

Avvio di un processo

- Chiamato da una shell o da un altro programma in esecuzione
- Quando si esegue un programma si esegue prima una routine di start-up speciale, specificata come indirizzo di partenza del programma eseguibile (impostato dal linker), che prende
  - valori passati dal kernel in `argv[]` dalla linea di comando
  - variabili d'ambiente
- Successivamente è chiamata la funzione main
  - Un programma C inizia l'esecuzione con una funzione chiamata main, il cui prototipo é:

```
int main(int argc, char *argv[])
```

    - argc è il numero di argomenti
    - argv è un array di puntatori agli argomenti

Terminazione di un processo

- Esistono otto modi per terminare un processo
  - Terminazione **normale**
    - Ritorno dal main
    - Chiamata di exit
    - Chiamata di _exit o _Exit
    - Ritorno dell'ultimo thread dalla sua routine di avvio
    - Chiamata di pthread_exit dall'ultimo thread
  - Terminazione **anomala**
    - Chiamata di abort
    - Ricezione di un segnale
    - Risposta dell'ultimo thread ad una richiesta di cancellazione
- N.B.: la routine di avvio fa in modo che quando la funzione main ritorna venga chiamata exit

Funzioni di uscita

- Sono tre le funzioni che terminano un programma normalmente
  - _exit (chiamata di sistema) ed _Exit (libreria standard) che ritornano al kernel immediatamente
  - exit (libreria standard) che prima esegue una procedura di "pulizia" e poi ritorna al kernel

```
#include <stdlib.h>
void exit (int status)
void _Exit(int status)

#include <unistd.h>
void _exit(int status)
```

- N.B.: la ragione per gli header differenti è dovuta al fatto che exit e _Exit sono specificate da ISO C, mentre _exit da POSIX.1

Funzioni di uscita

- Storicamente, la funzione exit esegue sempre una terminazione pulita della libreria di I/O
  - Tutti gli stream aperti sono chiusi con fclose
- Tutte e tre le funzioni exit ricevono un argomento intero (*exit status*)
- Le shell dei sistemi Unix forniscono un modo per esaminare lo stato di uscita di un processo
- Lo stato di uscita è indefinito se
  - le funzioni di uscita sono chiamate senza alcun codice di uscita
  - main fa un return senza valore di ritorno
  - il main non è dichiarato per restituire un intero
    - Se main è dichiarato per restituire un intero e si ha un ritorno implicito, allora lo stato di uscita del processo è 0

Esempio

```
#include <stdio.h>
  main ()
 {
      printf("Hello, World\n");
 }
```

- Compilando ed eseguendo il programma, osserviamo un codice di uscita casuale
  - Compilando lo stesso programma su sistemi differenti otteniamo codici di uscita differenti a seconda del contenuto dello stack e dei registri al momento in cui la funzione main restituisce il controllo

```
$ gcc hello.c
$ ./a.out
Hello, World
$ echo $?
13
```

Funzioni di uscita

- Restituire un valore intero dalla funzione main equivale a chiamare exit con lo stesso valore
  - Richiamare
    - `return (0);`

    e equivalente a richiamare
    - `exit(0);`

    dalla funzione main

Funzione atexit

- ISO C consente ad un processo di registrare almeno 32 funzioni chiamate automaticamente quando è invocata exit
  - Tali funzioni sono chiamate exit handler e sono registrate chiamando la funzione atexit()

```
#include<stdlib.h>
int atexit (void(*func)(void));
Resistuisce 0 se OK, <>0  in caso di errore
```

- Si passa l'indirizzo di una funzione come argomento
  - La funzione non riceve alcun argomento e non restituisce nulla
- Quando si invoca la exit questa chiama le funzioni nell'ordine inverso rispetto a quello in cui sono state registrate
- Con ISO C e POSIX, exit prima chiama gli exit handler e poi chiude tutti gli stream aperti

Esempio

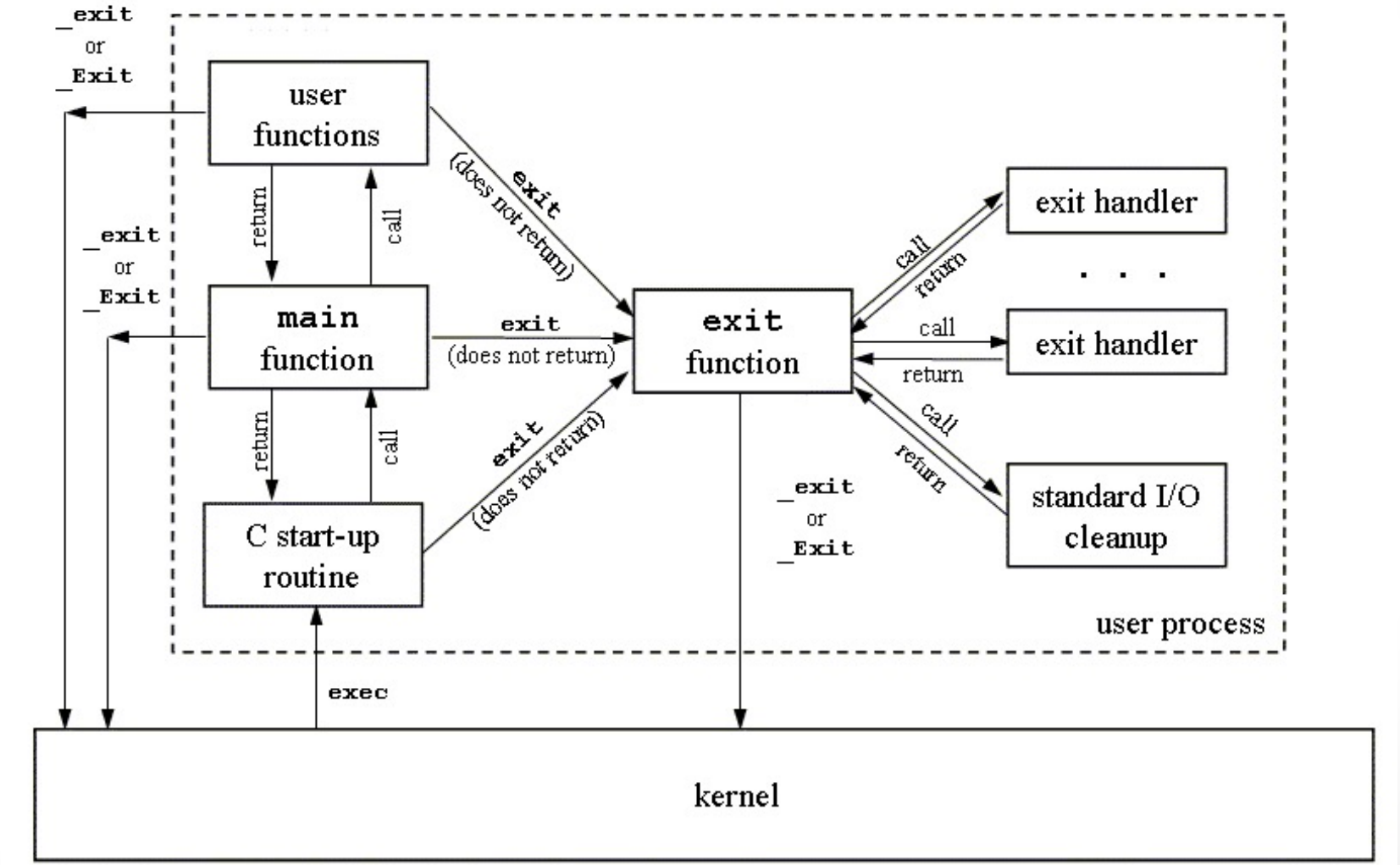
```
#include “apue.h”
static void my_exit1(void);
static void my_exit2(void);
int main (void){
      if (atexit(my_exit2)!=0)
            err_sys(“Non posso registrare my_exit2”);

      if (atexit(my_exit1)!=0)
            err_sys(“Non posso registrare my_exit1”);
      if (atexit(my_exit1)!=0)
            err_sys(“Non posso registrare my_exit1”);
      print(“Main ha completato\n”);
      return(0);
}
static void my_exit1(void){
      printf(“Primo exit handler”\n);
}
static void my_exit(void)2{
      printf(“Secondo exit handler”\n);
}
```

Esempio (cont.)

```
$ ./a.out
main ha completato
Primo exit handler
Primo exit handler
Secondo exit handler
```

Inizio e fine di un programma C



Argomenti dalla linea di comando

- Quando è eseguito un programma, il processo che esegue l'exec può passare argomenti da linea di comando al nuovo programma

```
#include "apue.h"
int main (int argc, char *argv[])
{
  int i;
  for (i=0; i<argc; i++)
    printf("argv[%d]: %s\n",i,argv[i]);
  exit(0);
}
```

```
$ ./echoarg arg1 TEST foo
argv[0]: ./echoarg
argv[1]: arg1
argv[2]: TEST
argv[3]: foo
```

N.B.: Sia ISO C che POSIX.1 garantiscono che `argv[argc]` sia un puntatore a `NULL`. Per cui il ciclo potrebbe essere riscritto come:

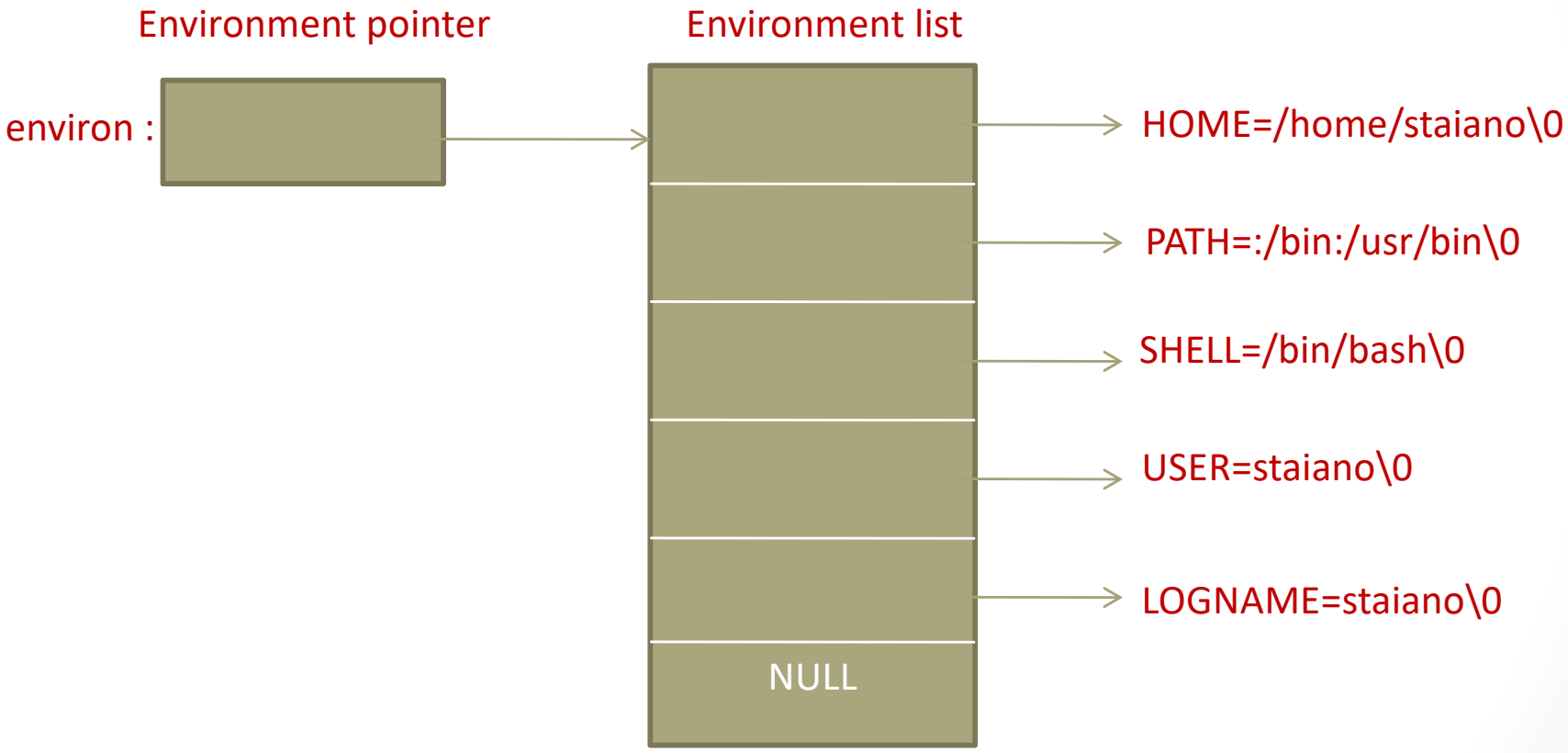
```
for(i=0; argv[i]!=NULL; i++)
```

Environment List

- Ad ogni programma è passata una lista dell'ambiente
  - Array di puntatori a stringhe
  - Ogni puntatore contiene l'indirizzo di una stringa C terminata con null (\0)
  - L'indirizzo dell'array di puntatori è contenuto nella variabile globale environ:
    - `extern char **environ;`
- Per convenzione l'ambiente consiste delle stringhe

  nome = valore (ad esempio, HOME=/home/staiano\0)

Ambiente di 5 stringhe di caratteri in C



Environment List

- Storicamente, molti sistemi Unix forniscono un terzo argomento alla funzione main, cioè l'indirizzo della lista dell'ambiente

```
int main (int argc, char *argv[], char *envp[]);
```

  - ISO C specifica che la funzione main sia scritta con due argomenti
  - POSIX.1 specifica che si debba usare environ anziché il terzo argomento, poiché il terzo argomento non comporta alcun vantaggio rispetto alla variabile globale environ

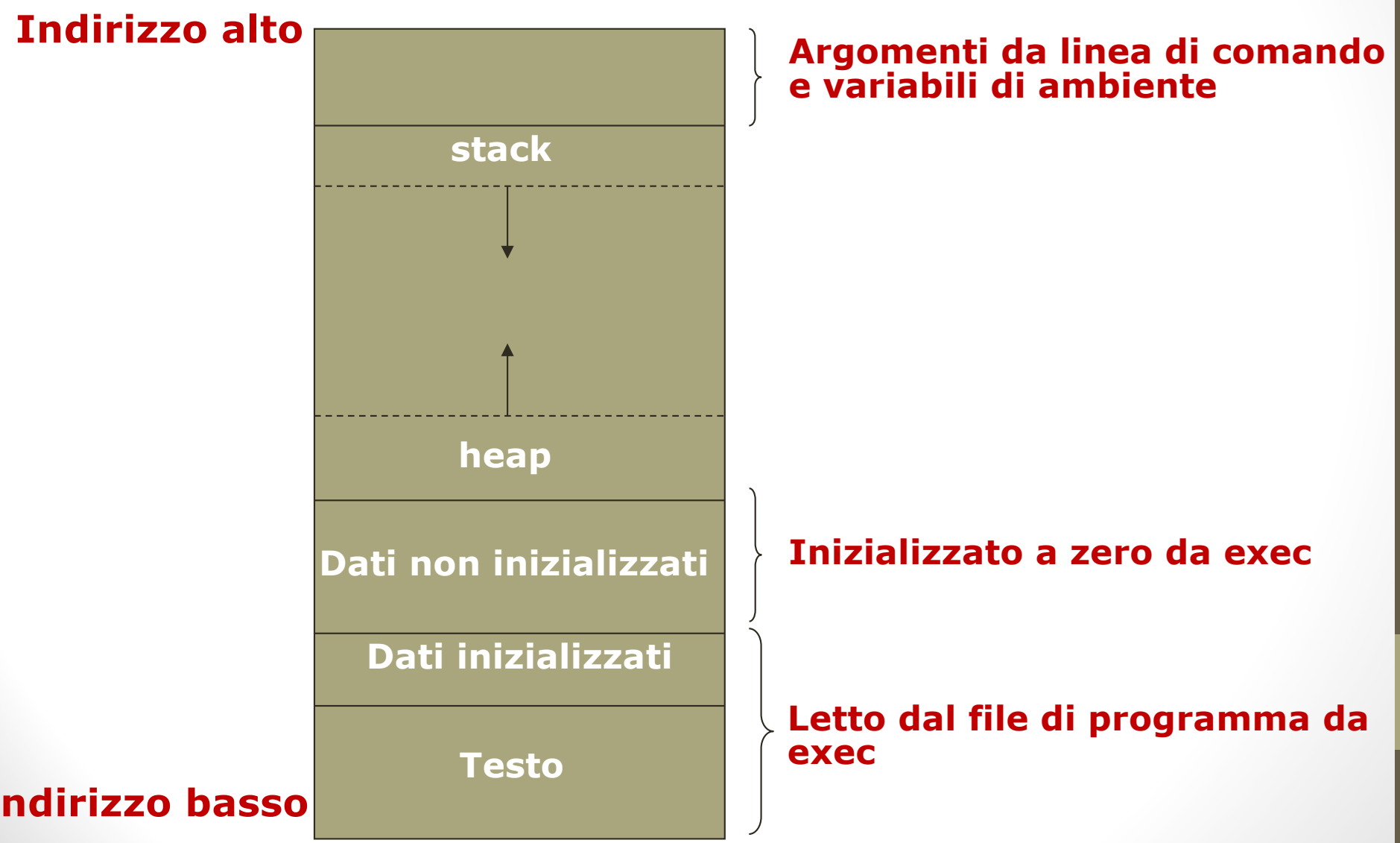
Struttura della memoria per un programma C

- Un programma C è composto dai seguenti pezzi:
  - Segmento di testo: le istruzioni macchina eseguite dalla CPU
    - Condivisibile (una sola copia in memoria)
    - A sola lettura (protezione)
  - Segmento di dati inizializzati: contiene variabili globali e statiche inizializzate nel programma (ad , esempio `int maxcount = 99;`)
  - Segmento di dati non inizializzati (bss, “block started by symbol”): le variabili globali e statiche sono inizializzati dal kernel a 0 o al puntatore nullo prima dell’esecuzione (ad esempio, `long sum[1000];`)

Struttura della memoria per un programma C

- Stack: contiene le variabili automatiche con le informazioni salvate ogniqualvolta è chiamata una funzione
  - Indirizzo di ritorno, registri
  - La funzione chiamata alloca spazio per le sue variabili automatiche e temporanee
- Heap: luogo in cui avviene l'allocazione dinamica della memoria (tra il segmento dati non inizializzato e lo stack)

Struttura della memoria per un programma C



Struttura della memoria per un programma C

- Il comando size riporta la dimensione (in byte) dei segmenti di testo, dati e bss
- Ad esempio:

```
$ size /usr/bin/gcc  /bin/bash
```

text	***data***	***bss***	***dec***	***hex***	***filename***
207716	3448	2560	213724	342dc	/usr/bin/gcc
713988	37564	21776	773328	bccd0	/bin/bash

N.B.: la quarta e quinta colonna corrispondono al totale delle tre dimensioni espresse in decimale ed esadecimale, rispettivamente

Allocazione della memoria

- ISO C specifica tre funzioni
  - malloc: alloca un numero specificato di byte di memoria
  - calloc: alloca spazio per uno specifico numero di oggetti di dimensione specificata
  - realloc: incrementa o decrementa la dimensione di un'area di memoria allocata in precedenza

```
#include <stdlib.h>
void *malloc(size_t size);
void *calloc (size_t nobj, size_t size);
void *realloc (void *ptr, size_t newsize);

void free (void *ptr);
```

N.B.: tutte restituiscono un puntatore non nullo se tutto va a buon fine, `NULL` in caso di errore

Allocazione della memoria

- Le routine di allocazione sono implementate con la system call sbrk
  - Espande o contrae l' heap del processo
- Molte implementazioni allocano un poco più spazio di quanto richiesto per memorizzare varie informazioni, tra cui:
  - Dimensione del blocco allocato
  - Puntatore al successivo blocco allocato

Allocazione della memoria

- Sorgenti di errore
  - Scrivere prima della fine di un'area allocata può sovrascrivere le informazioni relative ad un blocco successivo
  - Liberare un blocco già liberato da una chiamata a free
  - Chiamare free con un puntatore non ottenuto da una delle tre funzioni di allocazione
  - Se un processo chiama malloc e dimentica di chiamare free l'uso di memoria continua a crescere

Controllo dei Processi

Unix e i processi

- Unix è una famiglia di sistemi multiprogrammati basati su processi
- Un processo consiste nell'insieme di eventi che scaturiscono durante l'esecuzione di un programma
  - E' un'entità dinamica a cui è associato un insieme di informazioni necessarie per la corretta esecuzione e gestione del processo da parte del sistema operativo
- Il processo Unix mantiene spazi di indirizzamento separati per i dati e per il codice
  - Ogni processo ha uno spazio di indirizzamento dei dati privato
    - Non è possibile condividere variabili tra processi diversi!
    - E' necessaria un'interazione basata su scambi di messaggi
  - A differenza dello spazio di indirizzamento dati, lo spazio di indirizzamento del codice è condivisibile
    - Più processi possono eseguire lo stesso programma facendo riferimento alla stessa area di codice nella memoria centrale

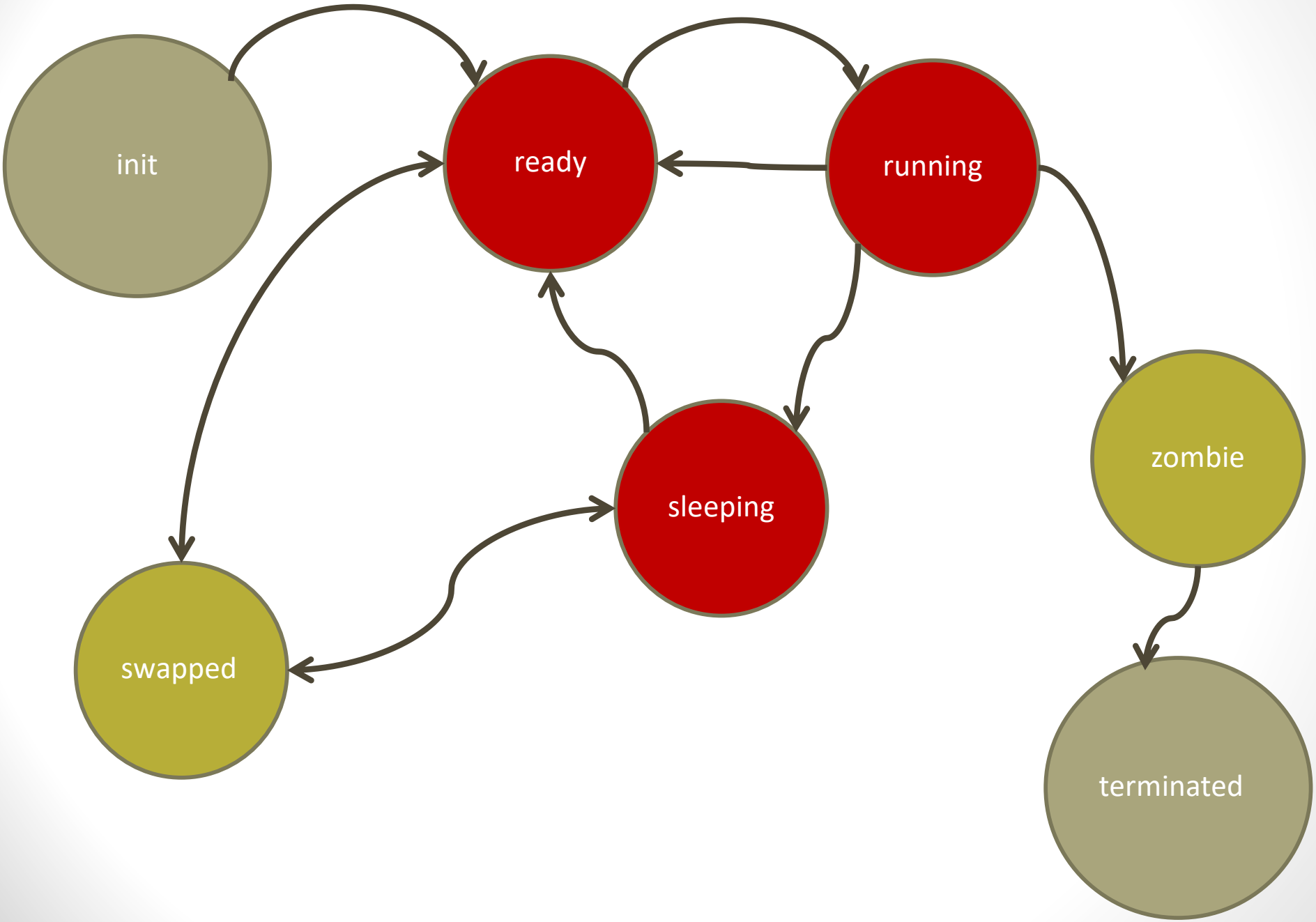
Caratteristiche del processo Unix

- Processo pesante con codice rientrante
  - Dati non condivisi
  - Codice condivisibile con altri processi
- Funzionamento in doppia modalità
  - Processi utente (modalità utente)
  - Processi di sistema (modalità kernel)

Stati di un processo Unix

- Come nel caso generale
  - Init: caricamento in memoria del processo e inizializzazione delle strutture del SO
  - Ready: processo pronto
  - Running: il processo usa la CPU
  - Sleeping: il processo è sospeso in attesa di un evento
  - Terminated: deallocazione del processo dalla memoria
- Inoltre
  - Zombie: il processo è terminato ma è in attesa che il padre ne rilevi lo stato di terminazione
  - Swapped: il processo (o parte di esso) è temporaneamente trasferito in memoria secondaria

Stati di un processo Unix (2)



Processi swapped

- Lo scheduler a medio termine (swapper) gestisce i trasferimenti dei processi
  - Da memoria centrale a secondaria (swap out)
    - Si applica, preferibilmente, ai processi bloccati (sleeping) prendendo in considerazione tempo di attesa, di permanenza in memoria e dimensione del processo (preferibilmente i processi più lunghi)
  - Da memoria secondaria a centrale (swap in)
    - Si applica preferibilmente ai processi più corti

Rappresentazione dei processi

- Il codice dei processi è rientrante, vale a dire, più processi possono condividere lo stesso codice (segmento di testo)
  - Codice e dati sono separati
  - Il SO gestisce una struttura dati globale in cui sono contenuti i puntatori ai segmenti di testo (eventualmente condivisi) dai processi
    - **Text table**
  - L'elemento della text table si chiama **text structure** e contiene tra gli altri
    - Puntatore al segmento di testo (se il processo è in stato di swap, il riferimento alla memoria secondaria)
    - Numero dei processi che lo condividono

Rappresentazione dei processi

- Il Process Control Block (PCB) è rappresentato da due strutture dati
  - Process structure: informazioni necessarie al sistema per la gestione del processo (a prescindere dal suo stato)
  - User structure (u-area): informazioni necessarie solo se il processo è residente in memoria centrale

Process e User Structure

Process structure

- PID
- Stato del processo
- Riferimento ad aree dati e stack
- Riferimento indiretto al codice
- PID del processo padre
- Priorità del processo
- Riferimento al prossimo processo in coda
- Puntatore alla User structure
- …

User Structure

- Una copia dei registri di CPU
- Informazioni sulle risorse allocate (file aperti)
- Informazioni sulla gestione di eventi asincroni (segnali)
- Directory corrente
- Proprietario
- Gruppo
- Argc/argv, PATH, …
- …

Immagine di un processo

- L'immagine di un processo è l'insieme delle aree di memoria e delle strutture dati associate al processo
- Non tutta l'immagine è accessibile in modo user
  - Parte di kernel
  - Parte di utente
- Ogni processo può essere soggetto a swapping
  - Non tutta l'immagine può essere trasferita in memoria
    - Parte swappabile
    - Parte residente o non swappabile

Immagine di un processo (2)

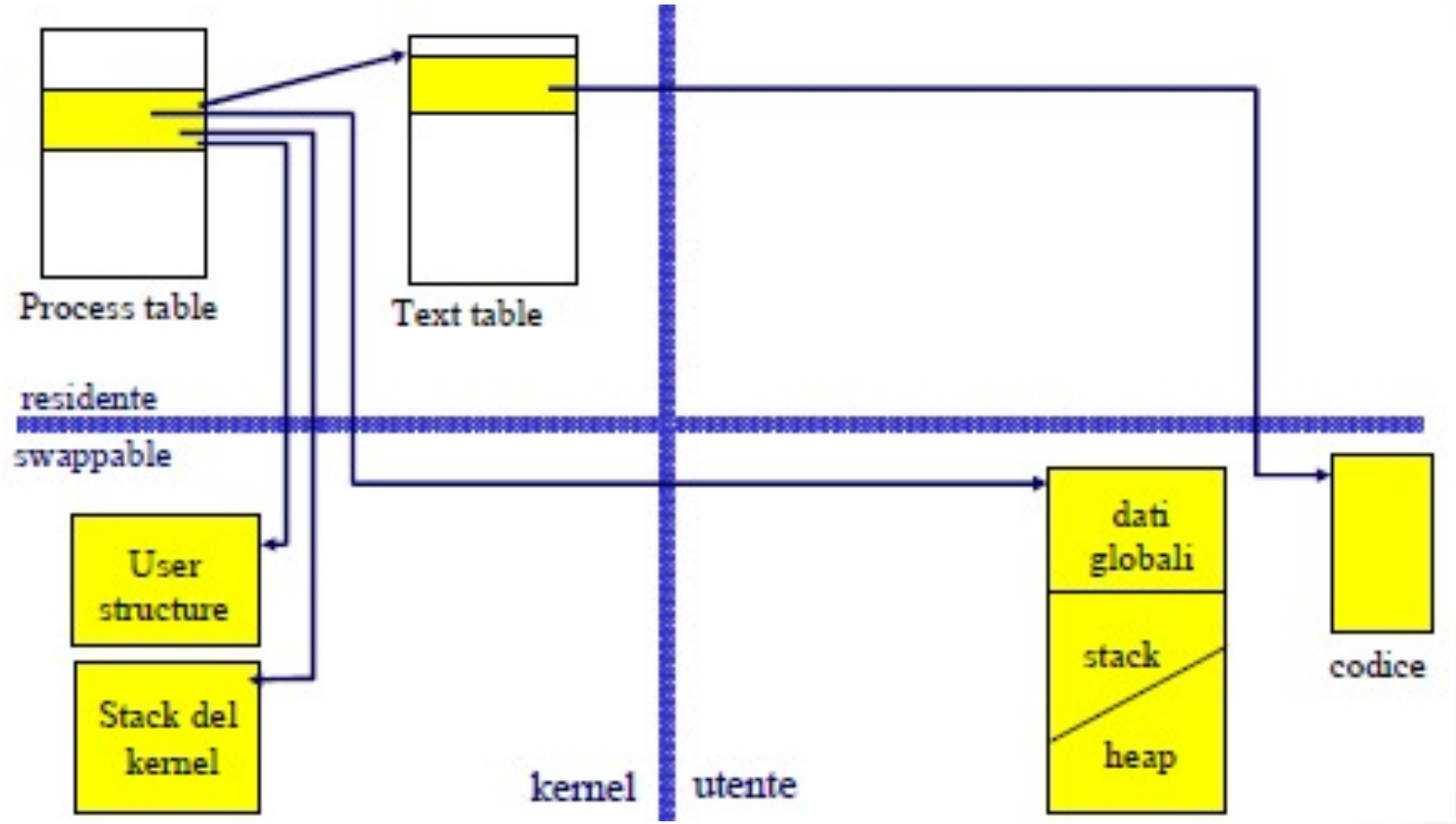


Immagine di un processo Unix

- Process structure (kernel, residente)
  - è l'elemento della process table associato al processo
- Text structure (kernel, residente)
  - elemento della text table associato al codice del processo
- Area dati globali utente (user, swappable)
  - Segmento dati inizializzati
  - Segmento dati non inizializzati
- Stack, heap utente (user, swappable)
  - aree dinamiche associate al programma eseguito
- Stack del kernel(kernel, swappable)
  - stack di sistema associato al processo per le chiamate a system call
- U-area(kernel, swappable)
  - struttura dati contenente i dati necessari al kernel per la gestione del processo quando è residente

Processi

- All'avvio del SO c'è un solo processo utente visibile chiamato `init()`, il cui identificativo numerico unico è sempre 1 (`init()` è invocato dal kernel alla fine della procedura di bootstrap)
  - Nelle precedenti versioni di Unix il file si trovava in /etc, nelle più recenti si trova in /sbin
- Quindi `init()` è l'antenato comune di tutti i processi utenti esistenti in un dato momento nel sistema
- Esempio:
  - `init()` crea i processi `getty()` responsabili di gestire i login degli utenti

Processi (cont.)

- Il processo con ID 0 è lo scheduler noto anche come swapper
  - A tale processo non corrisponde alcun programma su disco poiché è parte del kernel ed è, dunque, un processo di sistema
- Ogni implementazione di Unix ha i propri processi kernel che forniscono i servizi del sistema operativo
  - Ad esempio, il processo con ID 2 è il pagedaemon che è responsabile della paginazione del sistema della memoria virtuale

La chiamata di sistema fork()

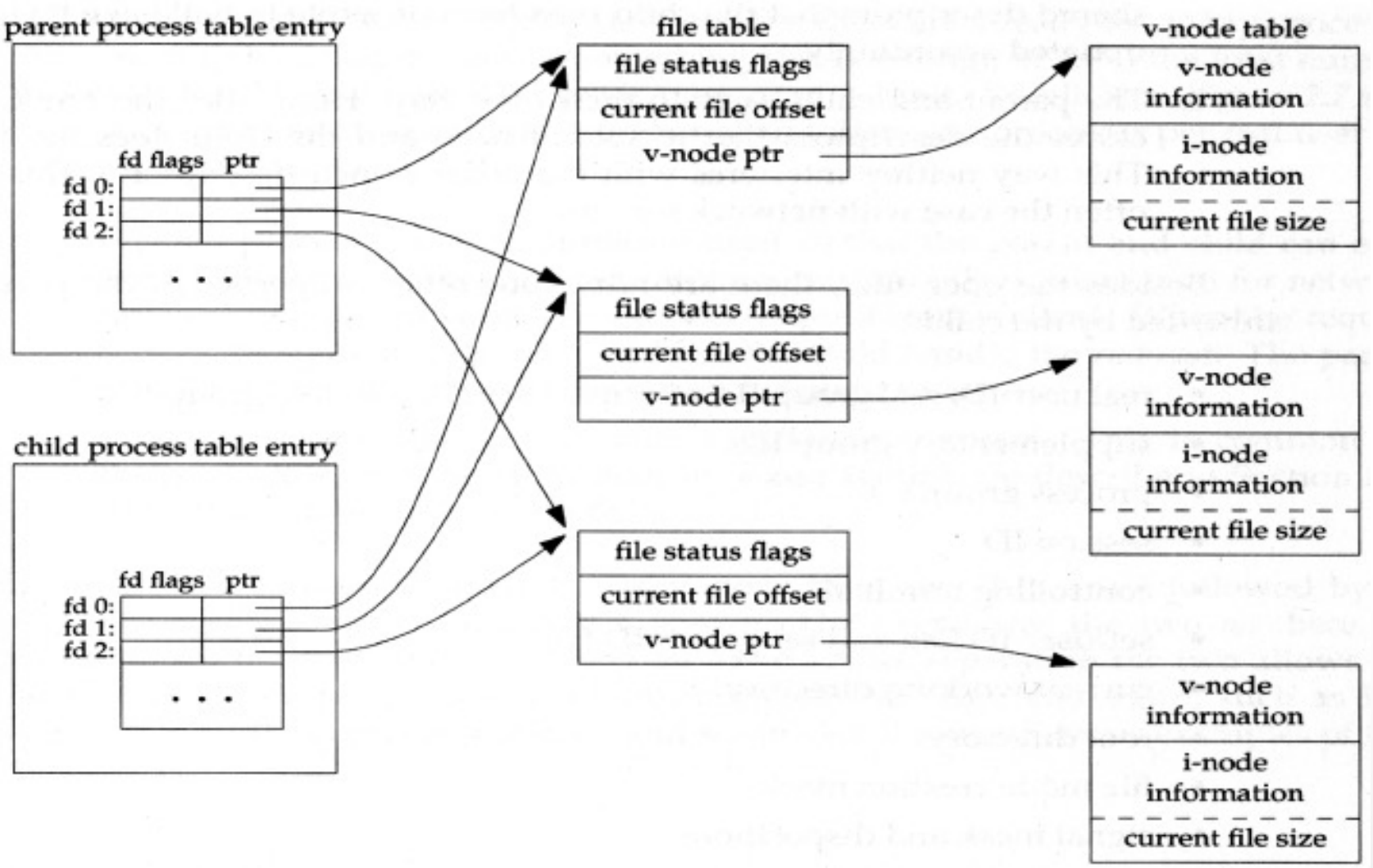
```
#include<unistd.h>
  pid_t fork (void)
```

- Esempio: esito = fork()
  - Crea una copia del processo che esegue la fork
  - L'area dati viene duplicata, l'area codice viene condivisa
  - Il processo creato (figlio) riceve esito = 0
  - Il processo creante (padre) riceve esito > 0 che corrisponde all'identificatore (PID) di processo del processo creato
  - Se l'operazione fallisce
    - esito = -1
    - alla variabile errno viene assegnato il codice relativo all'errore. La fork() può fallire se, per esempio, la tabella dei processi è piena e non c'è più spazio per allocare nuovi descrittori di processo
  - N.B.: fork() è invocata da un processo ma restituisce il controllo a due processi

La chiamata di sistema fork()(cont.)

- Il processo figlio è una copia del genitore (spazio dei dati, heap e stack), cioè essi non condividono parti di memoria
- PID e PPID nei processi padre e figlio sono differenti
- Una volta invocata una fork non si può sapere se il figlio andrà in esecuzione prima del genitore o dopo
- Tutti i descrittori aperti nel genitore sono duplicati nel figlio. Nella tabella dei file, il padre ed il figlio condividono lo stesso elemento per ogni descrittore aperto, condividono cioè lo stesso offset

Descrittori file aperti padre duplicati nel figlio



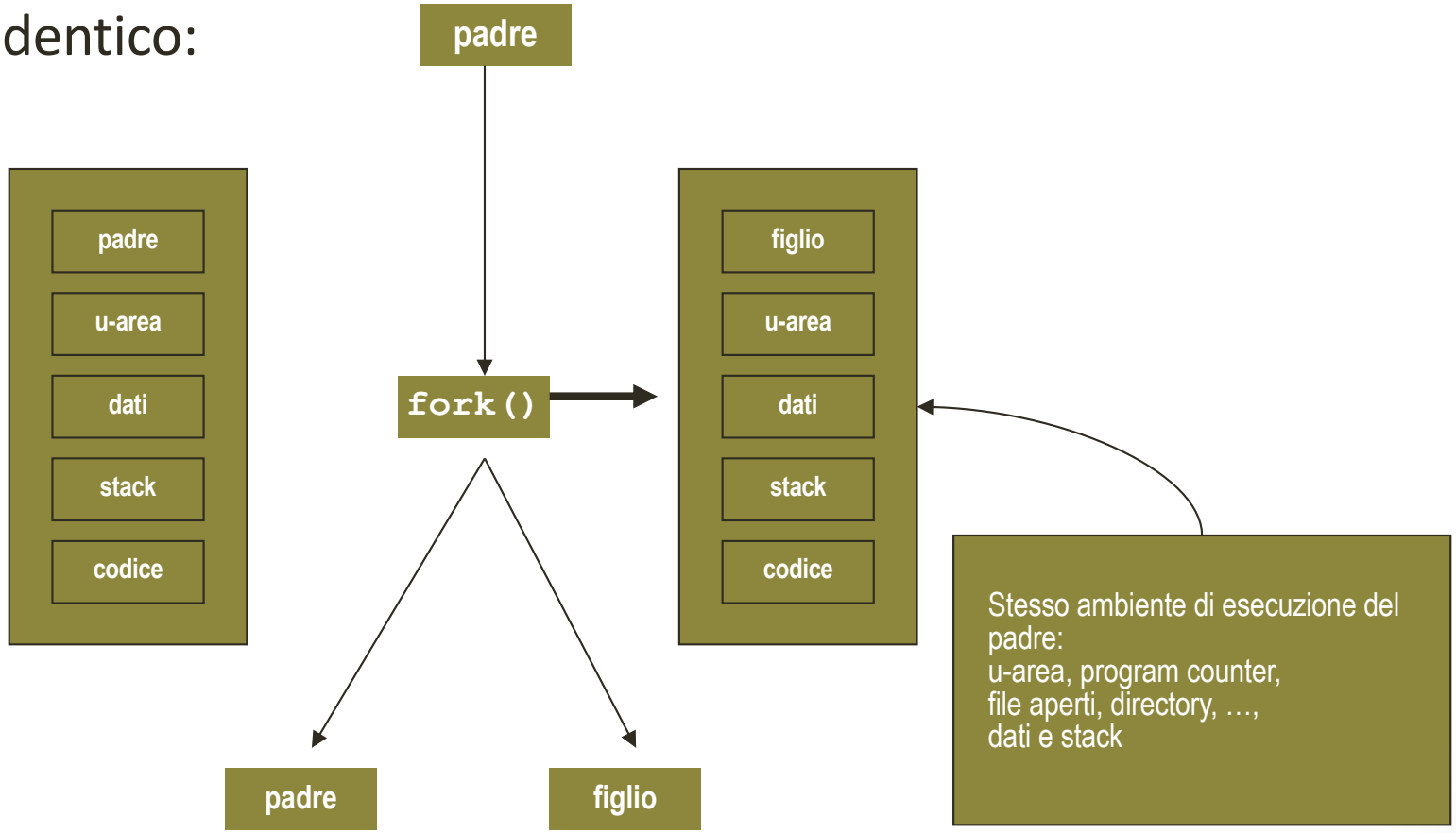
Creazione di processi

- Quando un processo è duplicato, il processo padre ed il processo figlio sono virtualmente identici
  - il codice, i dati e lo stack del figlio sono una copia di quelli del padre ed il processo figlio continua ad eseguire lo stesso codice del padre
  - differiscono per alcuni aspetti quali PID, PPID e risorse a run-time (es. segnali pendenti)

- Quando un processo figlio termina (tramite una exit()), la sua terminazione è comunicata al padre (tramite un segnale) e questi si comporta di conseguenza

Creazione di un processo figlio: fork ()

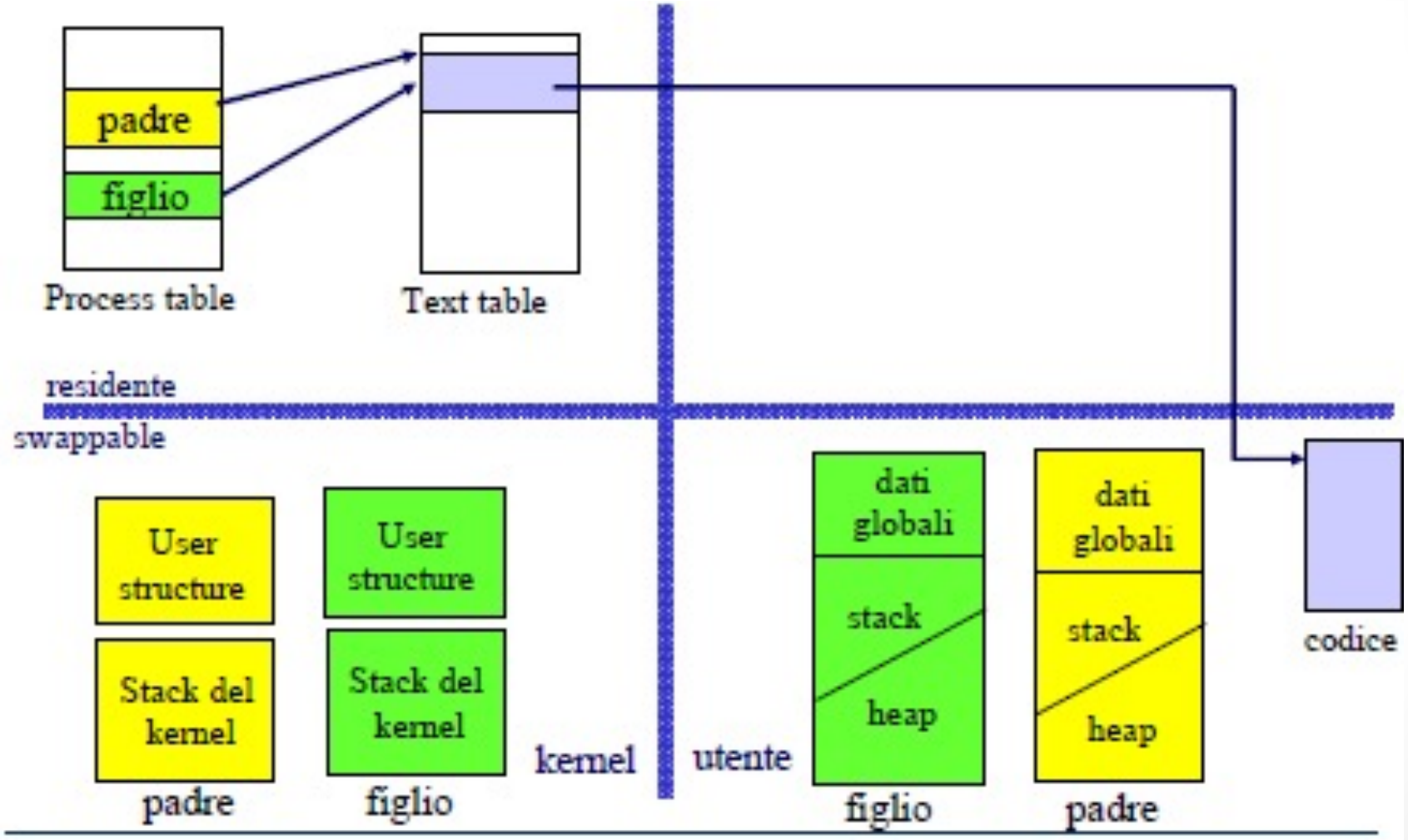
- Duplica l'immagine del padre, creando un processo figlio identico:



Effetti della fork()

- Allocazione di una **nuova process structure** nella process table associata al processo figlio e sua inizializzazione
- Allocazione di una **nuova user structure** nella quale viene copiata la user structure del padre
- Allocazione dei **segmenti di dati e stack** del figlio nei quali vengono copiati dati e stack del padre
- Aggiornamento della **text structure** del codice eseguito (condiviso col padre): incremento del contatore dei processi, etc.

Effetti della fork ()



Ottenere il PID: getpid() e getppid()

```
#include<unistd.h>
pid_t getpid (void)
pid_t getppid (void)
```

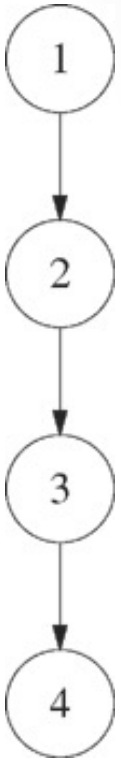
- getpid() restituisce il PID del processo invocante
- getppid() restituisce il PPID (cioè il PID del padre) del processo invocante
- Hanno sempre successo
- Il PPID di init (il processo con PID 1) è ancora 1

Esempio: padre e figlio eseguono l'assegnamento x = 1 dopo il ritorno dalla fork

```
#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
int main(void) {
        int x;
        x = 0;
        fork();
        x = 1;
        printf("process %d, x = %d\n", getpid(), x);
        return 0;
}
```

Esempio: creazione di una catena di n processi

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>
int main (int argc, char *argv[]) {
pid_t childpid = 0;
int i, n;
if (argc != 2){ /* controllo argomenti */
fprintf(stderr, "Uso: %s processi\n", argv[0]);
return 1;
}
n = atoi(argv[1]);
for (i = 1; i < n; i++)
        if (childpid = fork())
                break;
printf("i:%d processo ID:%d padre ID:%d figlio ID:%d\n", i,
getpid(), getppid(), childpid);
exit(0);
}
```



Identificativi di Processo

```
#include <unistd.h>
#include <sys/types.h>
pid_t getpid(void)     process ID
pid_t getppid(void)    parent process ID
uid_t getuid(void)     real user ID
uid_t geteuid(void)    effective user ID
gid_t getgid(void)     real group ID
gid_t getegid(void)    effective group ID
```

- Questi identificativi sono interi non negativi

Esempio

```
/* Stampa vari user e group ID per un processo */

#include <stdio.h>
#include <unistd.h>
int main(void) {
printf(“Mio real user ID: %5d\n", (uid_t)getuid());
printf("Mio effective user ID:%5d\n", (uid_t)geteuid());
printf("Mio real group ID:%5d\n", (gid_t)getgid());
printf("Mio effective group ID:%5d\n", (gid_t)getegid());
return 0;
}
```

Esempio: myfork.c

```
/* Un programma che si sdoppia e mostra il PID e PPID dei due processi componenti */
#include <stdio.h>
int main (int argc, char *argv[])
{
   int pid;

   printf ("Sono il processo di partenza con PID %d e PPID %d.\n",getpid(),getppid());

   pid = fork (); /* Duplicazione. Figlio e genitore continuano da qui */

   if (pid != 0) { /* pid diverso da 0, sono il padre */
         printf ("Sono il processo padre con PID %d e PPID %d.\n",getpid(),getppid());
         printf ("Il PID di mio figlio e\' %d.\n", pid); /* non aspetta con wait(); */
   }
   else { /* il pid è 0, quindi sono il figlio */
         printf ("Sono il processo figlio con PID %d e PPID %d.\n",getpid(),getppid());
   }

   printf ("PID %d termina.\n",getpid());
   /* Entrambi i processi eseguono questa parte */
   return 0;
}
```

Esempio: myfork.c

```
$ ./myfork
Sono il processo di partenza con PID 724 e PPID 572.
Sono il processo padre con PID 724 e PPID 572.
Sono il processo figlio con PID 725 e PPID 724.
PID 725 termina.
IL PID di mio figlio è 725
PID 724 termina.
$
```

- Nell'esempio, il padre non aspetta la terminazione del figlio per terminare a sua volta
- Se un padre termina prima di un suo figlio, il figlio diventa orfano e viene automaticamente adottato dal processo init()

Esempio: le modifiche alle variabili del processo figlio non si estendono ai valori delle variabili del processo padre

```
#include "apue.h"
int       glob=6; /* variabile esterna (blocco dati inizializzati) */
char buf[] = "una write sullo stdout\n";
int main(void)
{
  int   var;  /* variabile automatica sullo stack */
  pid_t pid;
  var = 88;
   if (write(STDOUT_FILENO,buf, sizeof(buf)-1) != sizeof(buf)-1)
     err_sys("errore della write");
   printf("prima della fork\n");

   if ((pid = fork())<0) {
     err_sys("errore della fork");
   } else if (pid ==0){      /* figlio */
     glob++;                /* modifica le variabili */
     var++;
   } else {
     sleep(2);              /* padre */
   }
   printf("pid = %d, glob = %d, var = %d\n",getpid(),glob,var);
   exit(0);}
```

Esempio (cont.)

```
$ ./a.out
una write sullo stdout
prima della fork
pid = 430,  glob = 7, var = 89
 le variabili del figlio sono cambiate
pid = 429,  glob = 6, var = 88
 la copia del padre non è cambiata
$ ./a.out > temp.out
$ cat temp.out
una write sullo stdout
prima della fork
pid = 432, glob = 7, var = 89
prima della fork
pid = 431, glob = 6, var = 88
```

Esempio (cont.)

- La write non è bufferizzata, i dati sono scritti un'unica volta
  - È invocata prima della fork
- La libreria standard di I/O è bufferizzata
  - In particolare, lo standard output è bufferizzato per linea se è connesso ad un terminale, altrimenti è totalmente bufferizzato
- Esecuzione interattiva
  - Solo una copia della linea della printf
    - Il buffer è scaricato (flushed) dal newline
- Esecuzione rediretta
  - Due copie della riga della printf
    - La printf prima della fork è chiamata una sola volta, ma la riga resta nel buffer quando è chiamata la fork
    - Il buffer è copiato nel figlio
    - Padre e figlio hanno il buffer riempito con questa linea
    - La seconda printf, prima della exit, aggiunge i suoi dati al buffer esistente
    - Infine, quando termina ciascun processo, le copie dei buffer sono scaricate

Ulteriori informazioni sulla fork()

- Il segmento di testo (e solo esso!) dei processi padre e figlio è condiviso e tenuto in modalità a sola lettura per il padre ed i suoi figli

- Per gli altri segmenti, Linux utilizza la tecnica del copy on write: viene effettivamente copiata una pagina di memoria per il nuovo processo solo quando ci viene effettuata sopra una scrittura

- Il meccanismo di creazione di un nuovo processo è molto più efficiente, non essendo necessaria la copia di tutto lo spazio degli indirizzi virtuali del padre, ma solo delle pagine di memoria che sono state modificate e solo al momento della modifica stessa

La chiamata di sistema vfork()

```
#include <unistd.h>
pid_t vfork(void);
```

- vfork crea un nuovo processo, esattamente come fork, ma senza copiare lo spazio di indirizzamento. Fino a che il figlio non esegue una exec o exit, esso viene eseguito nello spazio di indirizzamento del genitore

- La vfork assicura che il figlio venga eseguito per primo, fino a quando questi non chiama exec o exit. La funzione vfork viene utilizzata quando il processo generato ha lo scopo di eseguire (exec) un nuovo programma

Esempio: vfork()

```
#include “apue.h”
int      glob=6; /* variabile esterna (blocco dati inizializzati) */
int main(void)
{
  int   var;  /* variabile automatica sullo stack */
  pid_t pid;
  var = 88;
  printf(“prima della fork\n”);

   if ((pid = vfork())<0) {
     err_sys(“errore della vfork”);
   } else if (pid ==0){     /* figlio */
     glob++;                /* modifica le variabili */
     var++;
     _exit(0);          /* il figlio finisce */
   }
  /* il padre continua qui */
   printf(“pid = %d, glob = %d, var = %d\n”,getpid(),glob,var);
   exit(0);
}
```

Esempio: vfork (cont.)

```
$ ./a.out
Prima della vfork
Pid = 29039, glob = 7, var = 89
```

- L'incremento delle variabili fatte dal figlio modifica i valori nel genitore

Ulteriori informazioni sulla vfork()

- Non viene creata la tabella delle pagine né la struttura dei task per il nuovo processo. Il processo padre è posto in attesa fintanto che il figlio non ha eseguito una execve o non è uscito con una _exit
- Il figlio condivide la memoria del padre (le modifiche della stessa possono avere effetti imprevedibili) e non deve ritornare o uscire con una exit ma usare esplicitamente _exit
  - Se il figlio invoca exit gli stream I/O sono scaricati ed eventualmente chiusi (dipende dall'implementazione), la printf eseguita dal processo padre restituisce (eventualmente) un errore poiché la memoria che rappresenta l'oggetto FILE per lo standard output sarà cancellato (eventualmente)
- Introdotta in BSD per migliorare le prestazioni poiché fork comportava la copia completa del segmento dati del processo padre
  - inutile appesantimento nei casi in cui la fork è chiamata solo per creare un figlio che esegue una exec
- Poiché Linux supporta la copy-on-write la perdita di prestazioni è assolutamente trascurabile e l'uso di questa funzione è deprecato

Terminazione di processi in Unix

- La terminazione di un processo consiste in una serie di operazioni che lasciano il sistema in stato coerente
  - chiusura dei file aperti
  - rimozione dell'immagine dalla memoria
  - eventuale segnalazione al processo padre
- Per gestire quest'ultimo aspetto Unix impiega le system call exit e wait (o waitpid) in modo coordinato
  - terminazione dell'esecuzione di un processo (exit)
  - attesa della terminazione di un processo da parte del processo che lo ha creato (wait)

Le chiamate di sistema wait e waitpid

```
#include <sys/types.h>
#include <sys/wait.h>
pid_t wait(int *statloc)
pid_t waitpid(pid_t pid, int *statloc, int options);
```

- La funzione wait sospende il processo invocante finché:
  - un figlio ha terminato la propria esecuzione, oppure
  - riceve un segnale
- La funzione waitpid sospende il processo invocante finché:
  - il processo pid ha terminato la propria esecuzione, oppure
  - riceve un segnale
- Se il processo è uno zombie, le funzioni ritornano subito
- Entrambe ritornano con un errore (-1) se il processo non ha figli, altrimenti è restituito il pid del processo figlio terminato

Le chiamate di sistema wait e waitpid (cont.)

- Il kernel notifica al genitore la terminazione di un processo figlio mediante il segnale SIGCHLD

- Le differenze tra le due funzioni sono:
  - se il processo invocante ha più di un figlio, wait ritorna quando uno qualsiasi di essi ha terminato; waitpid permette di controllare quale figlio aspettare
  - wait blocca il processo chiamante fino a quando il figlio non è terminato, mentre waitpid può non farlo

Le chiamate di sistema wait e waitpid (cont.)

- Per entrambe le funzioni l'argomento statloc é un puntatore ad un intero
- Se l'argomento non è NULL, lo stato di terminazione è conservato nella locazione puntata dall'argomento
  - Il valore puntato dipende dall'implementazione e tradizionalmente alcuni bit (in genere 8) sono riservati per memorizzare lo stato di uscita ed altri per indicare il segnale che ha causato la terminazione (in caso di terminazione anomala)
- Lo stato di terminazione può essere rilevato utilizzando le macro definite in <sys/wait.h>

Rilevazione dello stato

- se il byte **meno significativo** di statloc è 0, il byte **più significativo** rappresenta lo stato di terminazione (terminazione volontaria, ad esempio con exit)

- in caso contrario, il byte meno significativo di statloc descrive il segnale che ha terminato il figlio (terminazione involontaria)

Argomenti di waitpid

- L'argomento pid di waitpid ha la seguente interpretazione:
  - pid ==-1 attende un qualsiasi figlio (uguale a wait)
  - pid > 0 attende il processo che ha il process ID uguale a pid
  - pid == 0 attende un qualsiasi figlio il cui process group ID è uguale a quello del processo chiamante
  - pid < -1 attende un qualsiasi figlio il cui process group ID è uguale a quello del valore assoluto di pid

Argomenti di waitpid (cont.)

- L'argomento options di `waitpid` è 0, oppure una combinazione in OR delle costanti:
  - **WNOHUNG** non bloccherà il processo invocante se il pid del figlio non è immediatamente disponibile (ritorna 0)
  - **WUNTRACED** ritorna lo stato di un figlio sospeso

Rilevazione dello stato (cont.)

Macro	Descrizione
WIFEXITED(*status*)	vero se il figlio è terminato normalmente
WEXITSTATUS(*status*)	ritorna lo stato
WIFSIGNALED(*status*)	vero se il figlio è uscito a causa di un segnale
WTERMSIG(*status*)	ritorna il segnale
WIFSTOPPED(*status*)	vero se il figlio è fermato
WSTOPSIG(*status*)	ritorna il segnale

Queste macro hanno per argomento un intero, non un puntatore!

La chiamata exit

```
void exit(int status);
```

- termina il processo chiamante
- rende disponibile il valore di status al processo padre (che lo otterrà tramite wait)
  - Nel caso di conclusione normale lo stato di uscita del processo viene caratterizzato tramite il valore exit status (stato di uscita), cioè il valore passato alle funzioni exit o _exit (o dal valore di ritorno del main)
  - Se il processo viene concluso in maniera anomala il programma non può specificare nessun exit status, ed è il kernel che deve generare autonomamente il termination status per indicare la ragione della conclusione anomala
  - Si noti la distinzione fra **exit status** e **termination status**: quello che contraddistingue lo stato di chiusura del processo e viene riportato attraverso le funzioni wait o waitpid è sempre quest'ultimo; in caso di conclusione normale il kernel usa il primo (nel codice eseguito da _exit) per produrre il secondo

Esempio

```
#include “apue.h”
#include <sys/wait.h>
void pr_exit (int status)
{
  if (WIFEXITED(status))
       printf(“term. normale, exit status =%d\n”,WEXITSTATUS(status));
  else if (WIFSIGNALED(status))
       printf(“term. anomala”, num. segnale =%d\n”,WTERMSIG(status));
  else if (WIFSTOPPED(status))
       printf(“figlio fermato, num. segnale %d\n”, WSTOPSIG(status));
}
```

Processi zombie

- Un processo che termina non scompare dal sistema fino a che il padre non accetta il suo codice di terminazione
  - Un processo che sta aspettando che il padre accetti il suo codice di terminazione è chiamato processo zombie (**<defunct>** in ps)
  - Se il padre non termina e non esegue mai una wait(), il codice di terminazione non sarà mai accettato ed il processo resterà sempre uno zombie
  - Uno zombie non ha aree codice, dati o pila allocate, quindi non usa molte risorse di sistema ma continua ad avere un PCB nella Process Table (di grandezza fissa)

Processi adottati

- Se un processo padre termina prima di un figlio, quest'ultimo processo viene detto orfano
- Il kernel assicura che tutti i processi orfani siano adottati da init() ed assegna loro PPID 1
- Cosa accade quando un processo adottato da init finisce?
  - Il processo adottato non diventa zombie, poiché init è scritto in modo tale che se un qualsiasi suo processo figlio termina, venga chiamata una delle funzioni wait per determinare lo stato di uscita
    - init previene la proliferazione di zombie
  - Osserviamo che per processi di init, intendiamo sia i processi generati direttamente da init che quelli rimasti orfani e da esso adottati successivamente

Race Conditions

- Si verificano quando più processi cercano di operare con dati condivisi
  - Il risultato finale dipende dall'ordine in cui i processi sono eseguiti
- In generale, non è possibile predire quale processo venga eseguito per primo
  - Anche se lo sapessimo, ciò che accade dopo che il processo inizia l'esecuzione dipende dal carico del sistema e dall'algoritmo di scheduling del kernel
- Per evitare le race condition è necessaria qualche forma di segnalazione tra i vari processi coinvolti o varie forme di IPC

Famiglia exec

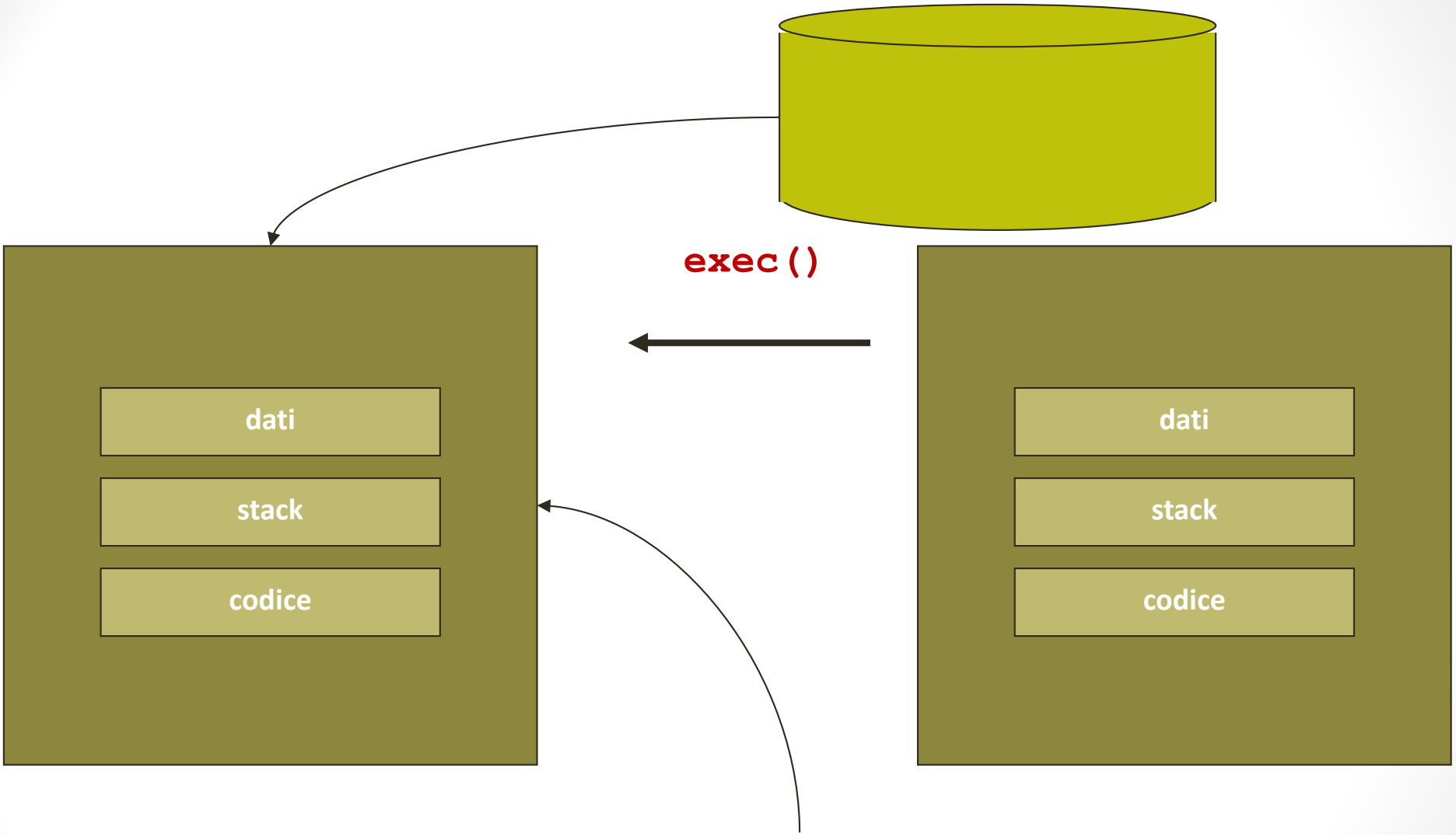
La famiglia di funzioni exec

- Avere due processi che eseguono esattamente lo stesso codice non è molto utile, allora nella pratica accade che:
  - si genera un secondo processo per affidargli l'esecuzione di un compito specifico (ad esempio, la gestione di una connessione dopo che questa è stata stabilita)
  - gli si fa eseguire un altro programma(come fa la shell)
- Per quest'ultimo caso si usa la terza funzione fondamentale per la programmazione con i processi che è la exec

Le funzioni exec

- Il programma che un processo sta eseguendo si chiama immagine del processo
  - le funzioni della famiglia exec permettono di caricare un altro programma da disco sostituendo quest'ultimo all'immagine corrente; l'immagine precedente viene completamente cancellata
  - Quando il nuovo programma termina anche il processo termina e non si può tornare alla precedente immagine

exec in un processo figlio



L'immagine in memoria viene sostituita da quella di un nuovo eseguibile
Le informazioni relative al S.O. vengono conservate

La famiglia exec

- `exec` è una famiglia di primitive:

```
int execl(const char *path, const char *arg0,
  .../* (char *)0 */);

int execle(const char *path, const char *arg0, ...
  /* (char *)0, char *const envp[] */);

int execlp(const char *file, const char *arg0,
  .../* (char *)0 */);
```

...l (list) ...e (environment)

...p (path) fa riferimento alla variabile di shell $PATH

La famiglia exec (2)

...v (vector) :

```
int execv(const char *path, char *const argv[]);

int execve(const char *path, char *const argv[],
  char *const envp[]);

int execvp(const char *file, char *const argv[]);
```

...e (environment)

...p (path) fa riferimento alla variabile di shell

- Tutte le sei funzioni della famiglia exec restituiscono -1 in caso di errore, altrimenti, in caso di successo, non ritornano

Le funzioni exec

- Quando un processo chiama una funzione della famiglia exec esso viene completamente sostituito dal nuovo programma
  - il pid del processo non cambia, dato che non viene creato un nuovo processo
  - la funzione rimpiazza semplicemente lo stack, lo heap, i dati e il testo del processo corrente con un nuovo programma letto da disco

- Come abbiamo già visto, ci sono 6 versioni delle exec che possono essere usate per questo compito, in realtà sono tutte un front-end a execve

```
int execve (char *filename, char *argv[], char *envp[])
```

Le funzioni exec (2)

- La funzione execve esegue il file o lo script indicato da filename, passandogli la lista di argomenti indicata da argv e come ambiente la lista di stringhe indicata da envp

- Entrambe le liste devono essere terminate da un puntatore nullo

Le funzioni exec (3)

- Le differenze delle funzioni della famiglia exec sono riassunte dai suffissi v ed l che stanno per vector e list. Nel primo caso gli argomenti sono passati tramite il vettore di puntatori argv[] a stringhe terminate con zero. Questo vettore deve essere terminato con un puntatore nullo

- Nel secondo caso le stringhe degli argomenti sono passate alla funzione come lista di puntatori, nella forma: char *arg0, char *arg1,…, char *argn, NULL che deve essere terminata da un puntatore NULL

Le funzioni exec (4)

- La seconda differenza fra le funzioni riguarda la modalità con cui si specifica il programma che si vuole eseguire
  - Con il suffisso p si indicano le due funzioni che replicano il comportamento della shell nello specificare il comando da eseguire
  - Quando l'argomento file non contiene "/" esso viene considerato come un nome di programma e viene eseguita automaticamente una ricerca fra i file presenti nella lista di directory specificate dalla variabile di ambiente PATH
  - Le altre quattro funzioni si limitano invece a cercare di eseguire il file indicato dall'argomento path, che viene interpretato come il pathname del programma

Le funzioni exec (5)

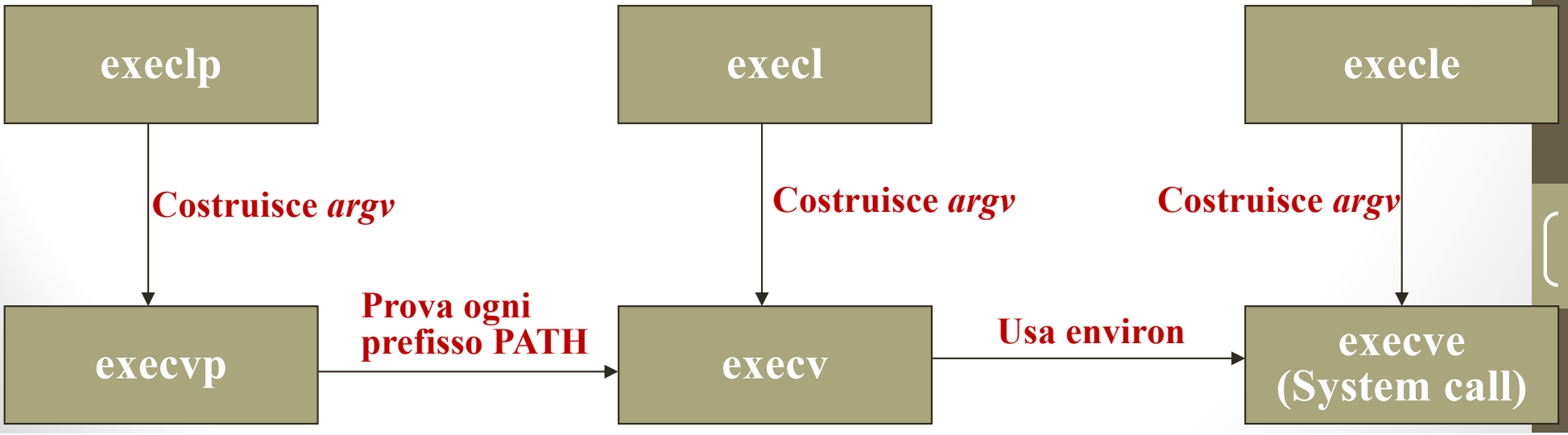
- La terza differenza è come viene passata la lista delle variabili di ambiente
  - Con il suffisso e vengono indicate quelle funzioni che necessitano di un vettore di parametri envp[] analogo a quello usato per gli argomenti a riga di comando
  - Le altre usano il valore della variabile environ del processo di partenza per costruire l'ambiente

Caratteristiche funzioni exec

Caratteristiche	Funzioni					
	`execl`	`execlp`	`execle`	`execv`	`execvp`	`execve`
Argomenti a lista	•	•	•			
Argomenti a vettore				•	•	•
Filename completo	•		•	•		•
Ricerca su PATH		•			•	
Ambiente a vettore			•			•
Uso di environ	•	•		•	•	

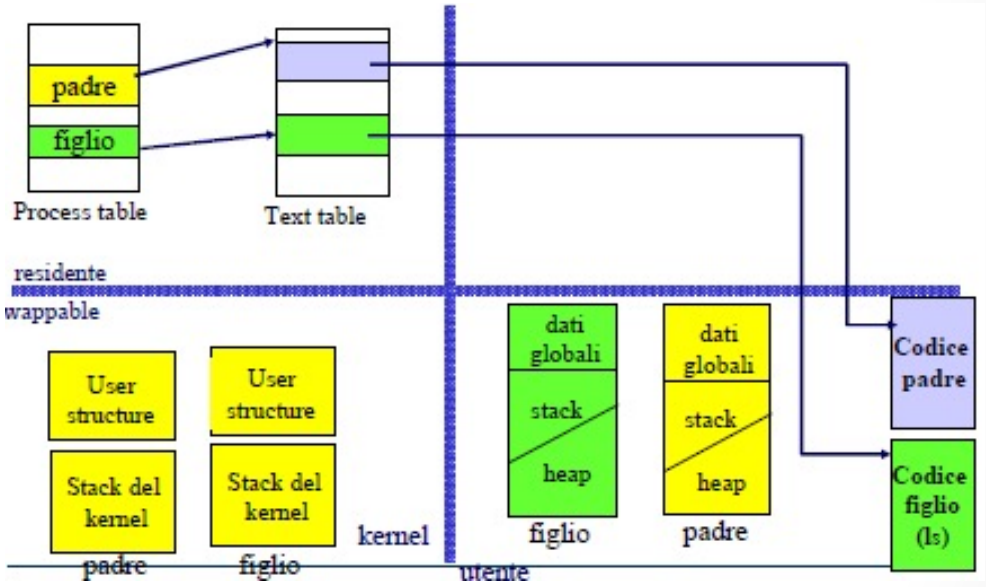
Relazione tra le funzioni della famiglia exec

- Relazione tra le funzioni exec
  - solo la funzione execve è una system call del kernel
  - le altre sono librerie che invocano la system call



Effetti della exec: visione d'insieme

- Il processo dopo l'exec:
  - mantiene la stessa **process structure** (salvo le informazioni relative al codice):
    - stesso pid
    - stesso ppid
    - …
  - ha codice, dati globali, stack e heap nuovi
  - referenzia una nuova text structure
  - mantiene **user area** (**a parte PC e informazioni legate al codice**) e stack del kernel:
    - mantiene le stesse risorse (es: file aperti)
    - mantiene lo stesso environment (a meno che non sia execle o execve)



Schema di chiamate a fork, exec e wait (waitpid)

```
esito = fork(); /* crea un processo figlio */
if (esito < 0) /* creazione OK? */
{ error("fork() non eseguita");
...
}
if (esito == 0) /* è il processo figlio ? */
{exec("p",...); /* si esegue il programma "p" */
...                /* ...a meno di errori */
}
id = wait(&stato); /* il processo padre attende la
                                          fine */
if (stato == ...) /* del figlio e ne analizza
                                       l'esito */
{
...
}
```

Esempio: myexec.c

- Il programma myexec.c mostra un messaggio e quindi rimpiazza il suo codice con quello dell'eseguibile ls (con opzione -l). Si noti che non viene invocata nessuna fork()
- La execl(), eseguita con successo, non restituisce il controllo all'invocante (quindi la seconda printf() non è mai eseguita)

```
#include <stdio.h>
int main (void) {
printf("Sono il processo %d, eseguo una ls -l\n",getpid());
execl("/bin/ls", "ls", "-l", NULL); /* Esegue ls -l */
printf("Questa riga non dovrebbe essere eseguita\n");
}
```

Myexec in esecuzione

```
$ myexec
Sono il processo 797 e sto per eseguire una ls -l
total 3324
drwxr-xr-x 3 lagrene bireli 4096 May 16 19:14 Glass
-rwxr-xr-x 1 lagrene bireli 22199 Mar 17 18:34 lez1.sxi
-rwxr-xr-x 1 lagrene bireli 25999 May 21 17:14 lez20.sxi
$
```

Esempio: myexec1.c

```
int main()
{    int pid, status;
     pid=fork();
     if (pid==0)
     {execl("/bin/ls", "ls","-l","pippo",(char *)0);
      printf("exec fallita!\n");
      exit(1);
     }
     else if (pid >0)
     {pid=wait(&status);
       /* gestione dello stato.. */
       exit(0);
     }
     else printf("fork fallita!);
     exit(2);
}
```

Esempio: esecuzione di un comando

- Programma **execute cmd args**
  - Usa fork() ed execvp() per eseguire il comando cmd con i suoi argomenti
- La lista degli argomenti è passata ad execvp() tramite il secondo argomento &argv[1]. Si ricordi che execvp() permette di usare la variabile PATH per trovare l'eseguibile

```
#include <stdio.h>
int main (int argc, char *argv[]) {
if (fork () == 0) { /* Figlio */
execvp (argv[1], &argv[1]); /* Esegue un altro programma */
fprintf (stderr, "Non ho potuto eseguire %s\n", argv[1]);
}
}
```

- La lista degli argomenti è chiusa, come necessario, da NULL poiché vale sempre argv[argc]=NULL

Esecuzione di un comando

```
$ execute sleep 5
$ ps
PID TTY TIME CMD
822 pts/0 00:00:00 bash
925 pts/0 00:00:01 vi
965 pts/0 00:00:00 sleep
969 pts/0 00:00:00 ps
$
```

Esempio: uso delle exec per visualizzare argomenti e variabili di ambiente

```
#include <errno.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/wait.h>

char *env_init[]={"USER=sconosciuto", "PATH=/tmp", NULL};
int main(void){
  pid_t pid;
  if ((pid = fork())<0){
       perror("Errore fork");
       exit(-1);
  } else if (pid == 0) {
       if (execle("/home/lagrene/bin/echoall", "echoall",
  "mioarg1", "MIO ARG2", (char *)0, env_init) <0){
                 perror("Errore execle");
                 exit(-1);}
       }
```

Esempio (cont.)

```
if (waitpid(pid,NULL,0) <0){
        perror("Errore wait");
        exit(-1);}
  if ((pid = fork()) <0) {
        perror("Errore fork");
        exit(-1);
  } else if (pid == 0) {
        if (execlp("echoall","echoall","solo 1 arg", (char *)0)<0){
                perror("errore execlp");
                exit(-1);
        }
  }
  exit(0);
}
```

Esempio (cont.)

```
/* echoall.c */
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

int main(int argc, char * argv[]){
  int          i;
  char         **ptr;
  extern char **environ;

  for (i=0; i < argc; i++) // echo di tutti gli arg da riga di cmd
       printf("argv[%d]: %s\n", i, argv[i]);

  for (ptr = environ; *ptr !=0; ptr++) /* echo stringhe di env */
       printf("%s\n", *ptr);
  exit(0);
}
```

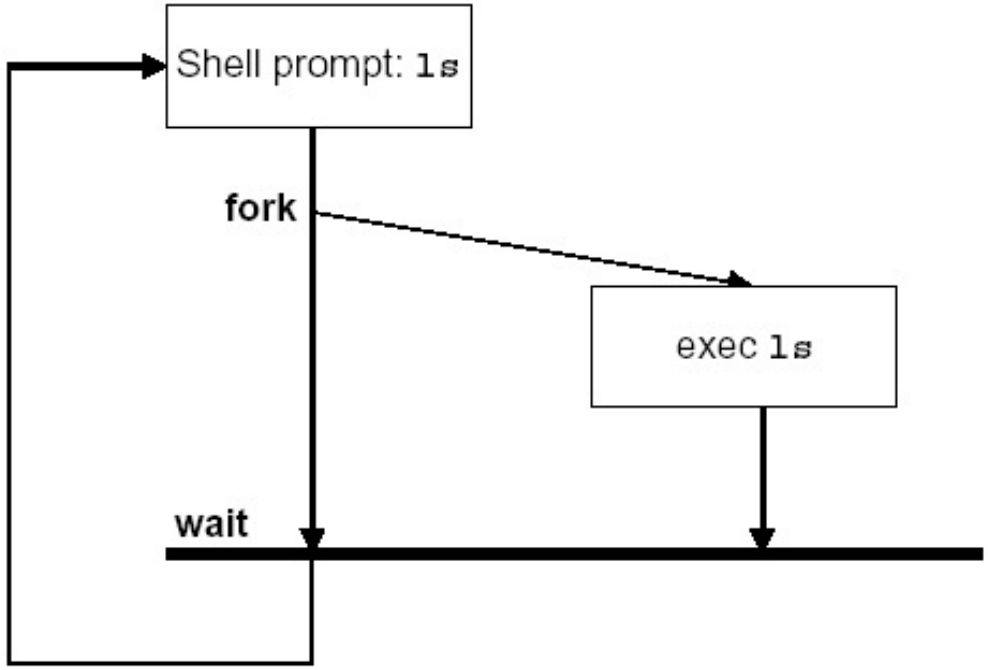
Esempio in esecuzione

```
$ ./a.out
argv[0]: echoall
argv[1]: mioarg1
argv[2]: MIO ARG2
USER=sconosciuto
PATH=/temp
$ argv[0]: echoall   /* Prompt prima di argv[0]
  perché il padre non attende la terminazione del
  figlio */
argv[1]: solo 1 arg
USER=lagrene
LOGNAME=lagrene
SHELL=/bin/bash
….
Etc. etc.
```

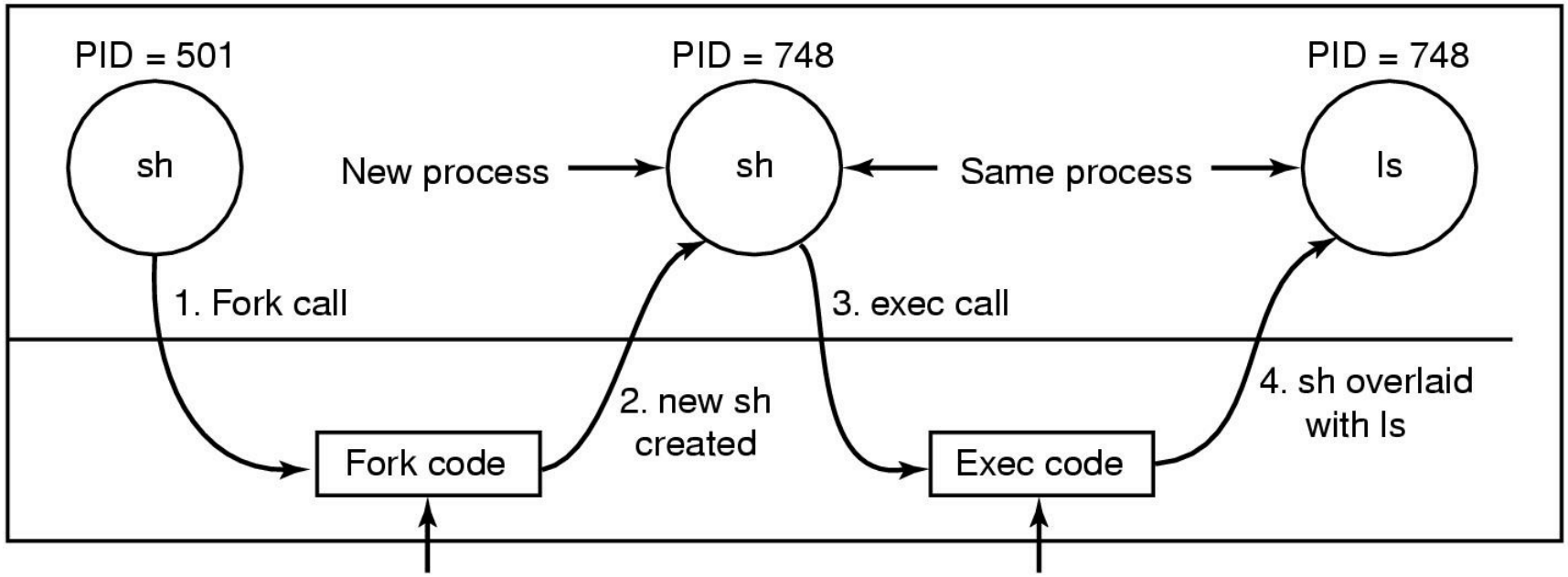
Esecuzione dei comandi nella shell

- L'esecuzione dei comandi corrisponde ad una sequenza di stringhe separate da spazi. La prima di queste stringhe corrisponde al comando da eseguire mentre le restanti identificano i parametri passati al comando stesso
  - Esempio: ls -la /usr
- Ogni comando termina fornendo un exit status che rappresenta l'esito della computazione del comando stesso. Mediante l'exit status è possibile controllare la buona riuscita del comando
  - L'exit status è un intero:
    - 0 : esecuzione riuscita con successo
    - n > 0 : esecuzione fallita
    - 128 + n : esecuzione terminata in seguito al segnale numero n
- L'esecuzione di un comando sospende temporaneamente la shell fino alla terminazione del comando stesso

Esecuzione dei comandi nella shell (cont.)



`fork+exec` per una shell



Allocate child's process table entry
Fill child's entry from parent
Allocate child's stack and user area
Fill child's user area from parent
Allocate PID for child
Set up child to share parent's text
Copy page tables for data and stack
Set up sharing of open files
Copy parent's registers to child

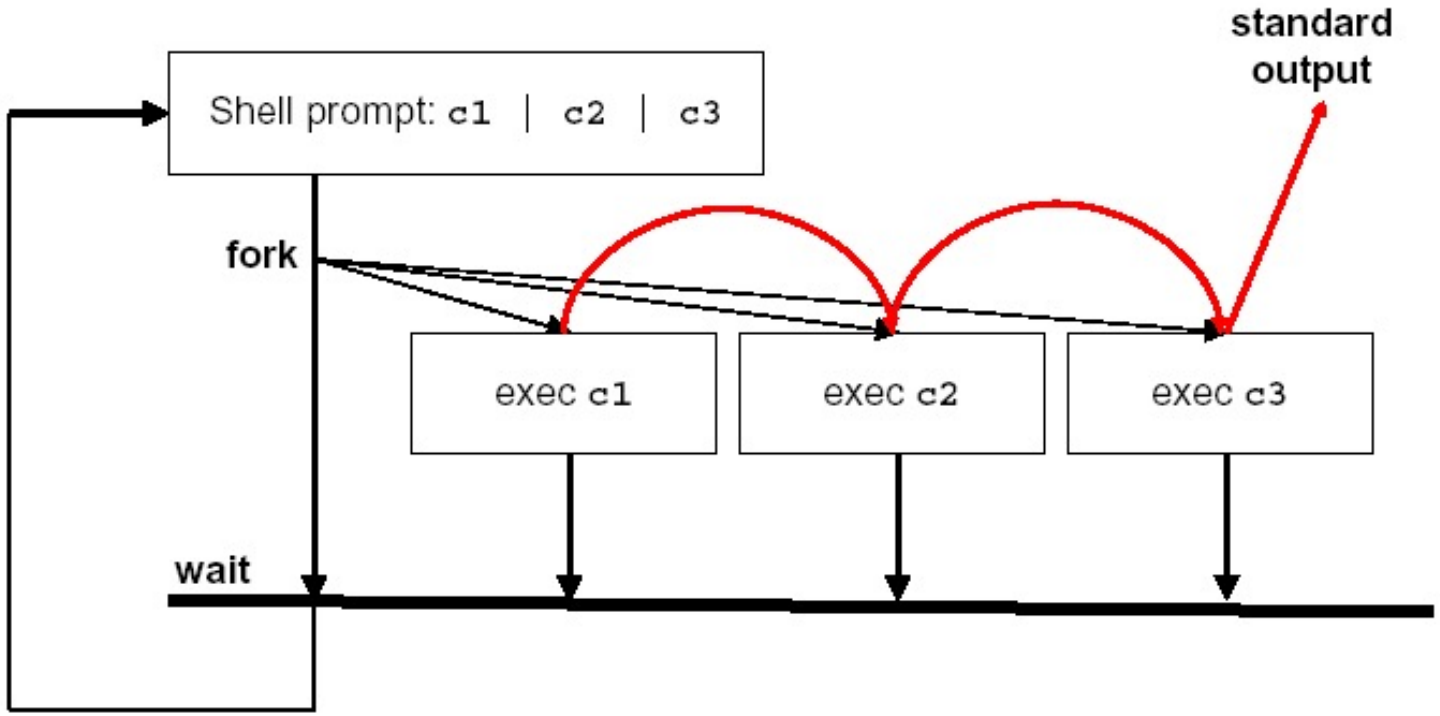
Find the executable program
Verify the execute permission
Read and verify the header
Copy arguments, environ to kernel
Free the old address space
Allocate new address space
Copy arguments, environ to stack
Reset signals
Initialize registers

Esecuzione di una pipeline da shell

- L'operatore pipe | consente alla shell di connettere tra loro due o più comandi
  - comando1 | comando2| … | comando n

- In questo modo, si redirige lo standard output del primo comando verso lo standard input del successivo e così via

Esecuzione di una pipeline da shell (cont.)



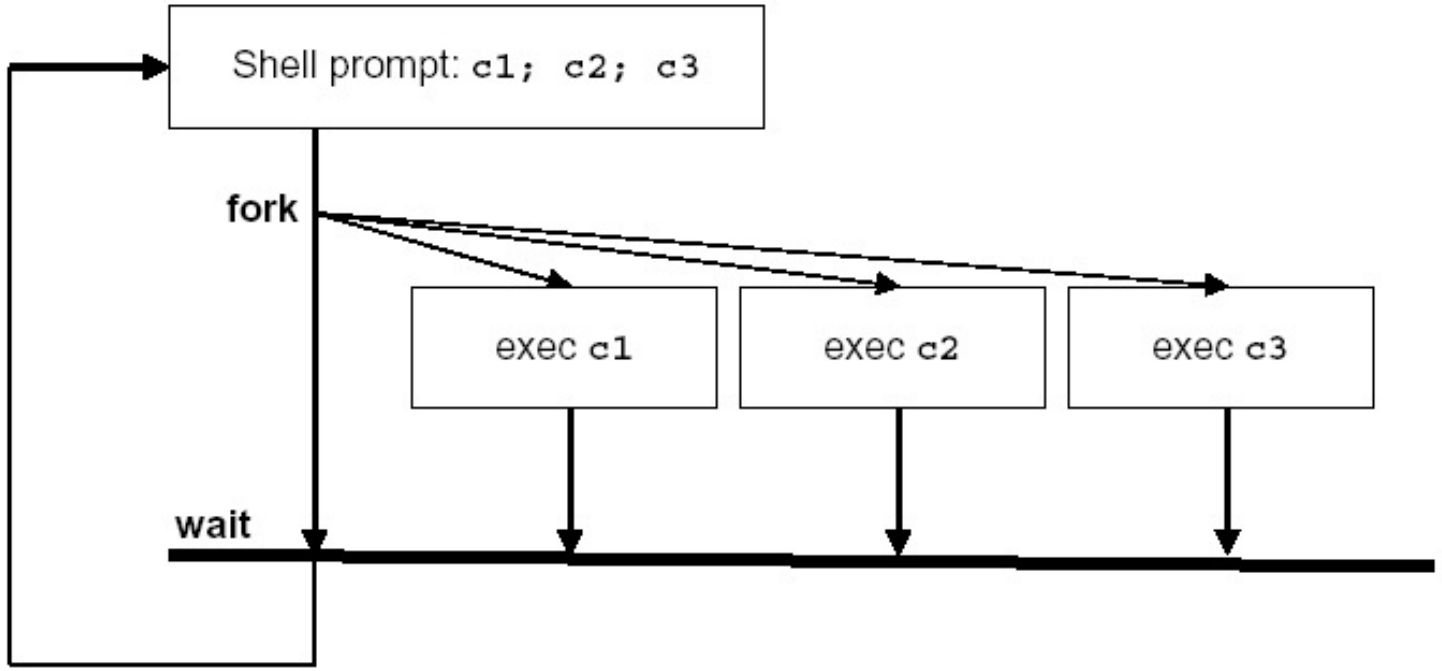
Liste di comandi

- Le liste di comandi consentono di eseguire in maniera sequenziali più comandi come se costituissero un unico comando
- La sintassi per specificare liste di comandi è:

```
command1 [; command2…] [;]
```

  - `command1` e `command2` possono essere delle pipeline
- L'exit status corrisponde all'exit status dell'ultimo comando della lista
- La shell attende che tutti i comandi nella lista abbiano terminato la loro esecuzione prima di restituire il prompt
- A differenza delle pipeline non c'è nessun collegamento tra l'input e l'output dei vari comandi nella lista

Liste di comandi (cont.)



Esempio: modello semplificato di shell

```
while (TRUE){
  read_command(command, parameters);
  if (fork()!=0) {
       waitpid(-1, &status, 0);
  } else {
       execve(command, parameters, env);
  }
}
```

Esempio: `cp file1 file2`

- Il meccanismo è identico al passaggio di parametri da linea di comando in C

Esercizio

```
int glob=20;
int pid=0;
int main() {
      int i=0;
      for (i=2;i<4;i++) {
            pid=fork();
            if (pid==0) {
                  glob=glob*2;
                  sleep(i+1);
            }
      glob=glob-1;
      printf("Valore di glob=%d\n",glob);
      }
}
```

Esempio: creazione e attesa processi

```
…
int main (int argc, char *argv[]) {
pid_t childpid;
int i, n;
pid_t waitreturn;
if (argc != 2){ /* controllo argomenti */
fprintf(stderr, "Uso: %s processi\n", argv[0]);
return 1;
}
n = atoi(argv[1]);
for (i = 1; i < n; i++)
      if (childpid = fork())
            break;
while(childpid != (waitreturn = wait(NULL)))
      if ((waitreturn == -1)
            break;
fprintf(stderr, "processo %d, padre %d\n",getpid(),getppid());
return 0;
}
```

Esercizio

- Scrivere un programma che crea uno zombie e poi esegue il comando ps per verificare che il processo è uno zombie